

This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problem Mailbox.**

クラス別トラヒックに対する経路再配置の効果について

池永 全志, 川原 憲治, 尾家 祐二

九州工業大学 情報工学部 電子情報工学科

連絡先: 〒 820-8502 福岡県飯塚市川津 680-4

池永 全志, <ike@cse.kyutech.ac.jp>

利用者の要求 QoS を満足するネットワークを実現するためには、QoS を考慮した経路制御が重要となる。ネットワーク資源の利用効率を考えると最短ホップとなる経路を使用することが望ましいが、その経路が利用者の要求する QoS を満足せず、迂回経路が要求を満たす場合には、この迂回経路が使用されることになる。この場合、一旦設定された QoS 経路を、その後に到着/終了するフローに適応して、適切な経路へ再配置することが有効であると考えられる。本研究では、発生するトラヒックを二つのクラスに分け、高優先トラヒックに対する QoS 経路が生成できなかった場合には、既存フローの経路を再配置することによって QoS 経路を生成する手法を提案し、シミュレーションによりその性能評価を行った。結果より、再配置を行うことによって高優先トラヒックの呼損率を改善できることを示す。

経路制御, QoS 保証, 経路再配置, 性能評価, ポリシーサーバ

Performance Evaluation of Dynamic Rerouting Algorithm for Class based QoS Traffic

Takeshi Ikenaga, Kenji Kawahara, Yuji Oie

Dept. Computer Science and Electronics, Kyushu Institute of Technology

Contact Person: Takeshi Ikenaga <ike@cse.kyutech.ac.jp>

Iizuka-shi, 820-8502 Japan

In order to meet users' QoS requirements, routing should be executed in a way of finding routes meeting them. When there are more than one feasible route, only one route is often chosen among them to minimize its hop counts. That usually leads to an efficient use of network resources. Suppose here that the network accommodates traffic from some users with priority. It can happen that there is not any feasible route due to transient congestion when such a user wants to start communication. The focus of this paper is on a way of improving the blocking probability of those users with priority while keeping other already established routes. Here, we examine a rerouting of established routes for this purpose. In this paper, we propose a new dynamic rerouting algorithm and evaluate its performance by simulation. As a result, our new dynamic rerouting algorithm can improve the performance in terms of the blocking rate of a high-priority traffic.

Routing, QoS guarantee, Rerouting, Performance Evaluation, Policy Server

1. はじめに

ネットワークに対する要求は多様化しており、音声や動画像通信などのマルチメディアサービスを高い品質で提供することが求められるようになってきている。このような要求に対応して、これまで Best Effort serviceだけを提供してきたインターネットにおいても、IntservやDiffServといったワーキンググループが QoS 制御機構に関する検討を行っている [1]~[7]。このようなネットワークを実現するためには、QoS を考慮した経路制御が非常に重要となる。QoS 経路制御については、ATM の PNNI [8], [9] や、OSPF[10] の拡張 [11] など多くの研究が行われている。

利用者が要求する QoS を満足する経路 (QoS 経路) を生成するためには、QoS 情報として帯域だけを使用する場合においても、利用可能帯域とホップ数といった複数のパラメータをリンクコストとして考慮する必要がある。このような経路探索手法としては、帯域情報を優先するもの [13][14] や、最小ホップ数となる経路を優先するもの [15] などがあるが、どちらの場合においても、選択する経路のホップ数を制限しなければ、利用者が要求する QoS を満足するために、最短ホップ経路ではなく迂回経路を選択する可能性がある。迂回経路が増加すると、網全体の利用効率は低下する。また、最短ホップ経路が複数あった場合に、どの経路を選択するかによって、その後に到着するフローに与える影響は異なってくる。これらのことから、一旦設定された QoS 経路であっても、到着する呼の状況や時間的な変化などに適応して、その時点において適切な経路へと配置し直すこと (経路再配置) が有効となる場合があると考えられる。

そこで本研究では、新しいフローがノードに到着し、そのフローの QoS 経路が生成できなかった場合においても既存フローの経路を再配置することによって経路を生成する手法について検討する。その際、再配置されるフローについては、再配置前よりも再配置後の経路が短いホップ数となるようにすることによって、網資源の有効利用を目指す。

以降 2 節において、本研究で対象とするネットワークモデルと経路制御手法について簡単に説明した後、3 節において、QoS 経路再配置アルゴリズムについて説明する。続く 4 節で性能評価を行うために使用したシミュレーションモデルについて説明した後、得られた結果について考察し、最後に 6 節でまとめる。

2. 背景

2.1 トラヒック種別と経路制御

本研究では、Best Effort トラヒックと QoS トラヒックの両方を取り扱うことができるネットワークを対象としている。しかしながら、これら二種類のトラヒックのための経路制御に必要な機能は異なる。すなわち、Best Effort トラヒックの経路制御では単に接続性を提供すればよいが、QoS トラヒックの経路制御では、ネットワーク資源を有効に利用しながら、要求 QoS を満足できる安定した経路を提供することが必要である [12]。したがって、Best Effort トラヒックと QoS トラヒックに対する経路制御は別々に行なうことが可能であると考えられる。本研究では Best Effort トラヒックについては考慮せず、QoS トラヒックおよびそのための経路制御方式だけに着

目して性能評価を行う。なお、QoS トラヒックがネットワーク内の資源をどのように使用するかによって Best Effort トラヒックの性能が大きく変化すると考えられるが、ここでは考慮しない。

2.2 サーバ型 QoS 経路制御

本研究では、QoS トラヒックの経路制御方式として、サーバ型経路制御 [16] を使用する。一つのサーバが管理する範囲は、DiffServ におけるドメイン (DS domain) に相当するような、管理ポリシが同一のネットワーク内とする。このサーバは、ドメイン内全てのネットワーク構成と QoS トラヒックが利用可能なリンク帯域幅などのネットワーク資源に関する情報を持ち、QoS トラヒックの経路制御を行う。

経路設定は次のようにして行われる。

- Step 1) クライアントがサーバに対して経路作成要求を出す。
- Step 2) サーバは QoS 要求を満たす経路を計算する。
- Step 3) 経路が見つかれば、途中経路の各ルータに対してパスの設定を行い、サーバ内のネットワーク状態情報を更新する。
経路が見つかなければ、要求は棄却される。
- Step 4) 通信が終了すると、パスを解放し、サーバ内のネットワーク状態情報を更新する。

このように、サーバはドメイン内における QoS トラヒックの経路計算を集中して行うため、ルータ同士が QoS 情報を交換する必要がなく、誤ったトポロジ状態情報を使用することによる経路計算誤りも生じない。また、全ての QoS トラヒックに関する情報を保持することができるため、これを用いて、新たに到着したフローを受け入れるために既存経路を再配置することが可能となる。

3 経路制御手法

3.1 トラヒッククラスと経路再配置

QoS トラヒックの経路制御には、ユーザが要求する QoS を満足する経路を提供すること、ネットワーク資源を有効に活用することの二つの目的がある。これらを考慮した QoS 経路選択アルゴリズムとして、ネットワークの負荷が軽いときには負荷を均等にしようとする経路選択アルゴリズムが好ましく、負荷が高い場合には、ホップ数を制限する、最短ホップ経路を提供するようなアルゴリズムが好ましいことがすでに報告されている [17]。

基本的に、ネットワーク資源の利用効率を考えると、最短ホップとなる経路を使用することが望ましいが、最短ホップ経路がユーザの要求 QoS を満足せず、他の迂回経路が要求を満たす場合には、この迂回経路が使用される。また、最短ホップかつ QoS 情報を考慮したコストが同一となる経路が複数存在する場合であっても、選択した経路によって、後から到着するフローに対する影響が異なってくる。

これらのことから、一旦設定された QoS 経路を、到着するフローの状況や時間的な変化などに適応して、その時点において適切な経路へ再配置することが有効となる場合があると考えられる。

そこで本研究では、新しいフローが発生し、そのフローが要求するQoSを満足する経路(QoS経路)が生成できなかった場合においても、既存のフローの経路を再配置することによって新しいフローのための経路を生成する手法を提案する。

しかしながら、通信中に経路が変わることによって、遅延変動の増加や、パケットの順序反転を引き起こす可能性があり、頻繁に経路再配置が行われることはあまり好ましくない。そこで、QoSトラヒックには、優先度が高いフローとそうでないフローの二種類が存在するものと仮定し、優先度が高いフローが呼損となる状況が発生した場合のみ既存フローの経路を再配置することにする。また、一度に再配置される既存フローは1本だけとなるような再配置手法を使用する。

3.2 経路再配置アルゴリズム

本研究で提案する経路再配置手法では、ノードに新しいフローが到着した時点で、そのフローに対するQoS経路が生成できなかった場合に、既存フローの経路を再配置することによって新しいフローのための経路を生成する。その手順を以下に示す。

1. 網内にある全リンクについて、要求QoSを満足しないリンクのコストを非常に大きくしたトポロジマップを作成する。
2. 1.で作成したトポロジマップを使用して、新規に到着したフローのための最小コスト経路 R_{new} を生成する。
3. 経路 R_{new} 中に要求QoSを満足しないリンクが何本含まれているかを調べる。1本であれば既存フローの再配置を試みるために4.以降を実行する。
2本以上あれば、再配置を行わず終了する。
4. 要求QoSを満足しないリンクを通過しているフローから一本を選択する。
(選択手法としては、後述する3通りの手法を検討)
5. 選択したフローを別経路へ再配置することを試みる。その際、再配置後の経路は必ず現在のホップ数以下となることを条件とする。
6. 再配置可能であれば、そのフローを再配置し、その後、新規に到着したフローの経路 R_{new} を設定する。
7. 選択したフローを再配置できなかった場合、再配置対象のフローから別の一本を選択し、5.を繰り返す。

要求QoSを満足しないリンクを通過しているフローの中から再配置するフローを選択する手法として、次の3通りの手法について検討する。

- S_{old} ：発生した時刻が古いフローから順に選択。
- S_{new} ：発生した時刻が新しいフローから順に選択。
- S_{dtr} ：迂回率が高いフローから順に選択。

なおここで、迂回率は以下のように定義する。

$$\text{迂回率} = \frac{\text{現在使用している経路のホップ数}}{\text{発生ノードと目的ノード間の最短ホップ数}}$$

また、再配置対象フローからの再配置試行回数を N_t と定義し、適切な N_t の値についても検討する。

4 シミュレーション

前節で提案した経路再配置手法の有効性を検証するために、シミュレーションを用いて性能評価を行う。ここでは経路制御に使用するQoS情報は帯域のみとし、遅延や遅延変動等は考慮しない。また、各クライアントとサーバ間の通信時間および、経路計算時間、実際に経路が設定されるまでの時間は無視できるものとする。

4.1 網構成

既存の呼に対する経路を再配置する効果を調べるために、呼が発生するノードと目的ノードにおける経路が多数存在するよう、網構成として、ノードがtorus状に接続された構成を使用する。各ノード間を接続するリンクは全て同一の特性とし、帯域幅は100Mb/sとする。またリンクにおける伝播遅延やノードにおける待ち行列遅延などは考慮しない。

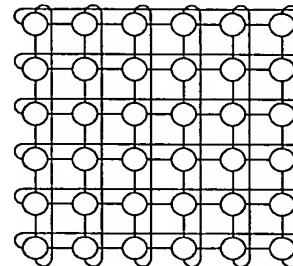


図1: Network Topology (Torus: 36nodes)

4.2 トラヒックモデル

ここでは、優先度が異なる二つのトラヒックを使用する。これら二つのトラヒックの割合はシミュレーションを行う際のパラメータとして与える。各ノードからテレビ電話のようなリアルタイム系の通信が発生すると仮定し、この通信のために他ノードまで帯域幅を確保する必要があるとする。各フローが要求する帯域は1.5Mb/sとし、このようなCBRトラヒックフローが同時に最大45本発生する。各フローの継続時間は平均180秒の指數分布に従う。フローは、ネットワーク全体の負荷に応じて決められた平均時間の指數分布に従って到着する。トラヒックはネットワーク中の全ノードから均一に発生し、目的ノードとして自ノード以外の全ノードを均一にランダムに選択する。

4.3 性能指標

提案する再配置手法を評価するための指標として、呼損率、再配置成功率、平均再配置試行回数を使用する。

まず呼損率は、到着した全フローのうち、棄却されたものの割合として定義される。ここでは、高優先トラヒックの呼損率 PB_{high} 、それ以外のトラヒックの呼損率 PB_{low} および発生トラヒック全てを考慮した PB_{total} の三つを使用する。

高優先トラヒックについては、呼損となるような状況が発生した場合には再配置を試行する。このように既存フローを別経路に再配置することによって高優先トラヒックを受け付け可能となったものの割合を再配置成功率と定義する。すなわち、次のように表すことができる。

$$\text{再配置成功率} \triangleq \frac{\text{再配置に成功したフロー数}}{\text{再配置を試行したフロー数}}$$

一本のフローが再配置に成功するまでに何本の既存フローを調査したかということを表すために平均再配置試行回数を以下のように定義する。

$$\text{平均再配置試行回数} \triangleq \frac{\text{再配置に成功したフローの試行回数の和}}{\text{再配置に成功したフロー数}}$$

再配置試行を一回行うためには経路計算 (Dijkstra 演算) を一回行う必要があるため、この平均再配置試行回数は平均経路計算回数ということもできる。

5 結果

前節で述べた網構成、トラヒックモデルを使用して、3節で提案した経路再配置アルゴリズムの性能評価を行った結果を示す。シミュレーションは、フローの平均到着間隔を変化させることによって、ネットワークに対する負荷を変化させ、それぞれの状況における特性の変化を調べる。ネットワークへかかる負荷は、ネットワーク資源と発生するトラヒックフローの関係から次のように表すことができる。

$$Load \triangleq \frac{\sum_{i \in EF} \text{要求帯域}(i) \times \text{ホップ数}(i) \times \text{継続時間}(i)}{\text{シミュレーション時間} \times \sum_{i \in AL} \text{リンク帯域}(i)}$$

ここで、 EF は全フロー、 AL は全リンクを表す。

5.1 既存フロー選択手法

再配置によって経路を変更されるフローを選択する手法について、3通りの手法 (S_{dtr} , S_{new} , S_{old}) を比較する。発生するトラヒックのうち 10% が高優先トラヒックであるとし、再配置試行回数の最大値を $N_t = \infty$ とした場合における呼損率を以下の表 1 および表 2 に示す。また再配置成功率を表 3 に示す。これらの結果より、 $N_t = \infty$ の場合には、呼損率と再配置成功率に関しては、どの手法でも同様な特性が得られている。しかし、図 2 を見ると、再配置に成功するまでに必要な試行回数は、 S_{dtr} が平均して 2 回以内と最も少なく良好な特性を示していることがわかる。すなわち、迂回した経路を設定されたフローを探して再配置するのが望ましいといえる。 S_{new} が三番目によい特性を示しているのは、経路再配置動作が起こる直前ほどネットワークが混雑しており、そのため迂回経路を設定されてしまうフローが多くなるためだと考えることができる。

表 1: Blocking rate : PB_{total}

Load	0.89	0.92	0.95
S_{old}	1.33e-3	3.11e-2	1.19e-1
S_{new}	1.70e-3	3.14e-2	1.13e-1
S_{dtr}	1.18e-3	2.42e-2	9.67e-2

表 2: Blocking rate : PB_{high} (10%)

Load	0.89	0.92	0.95
S_{old}	1.65e-4	2.91e-3	1.17e-2
S_{new}	1.68e-4	2.76e-3	1.12e-2
S_{dtr}	1.39e-4	2.02e-3	8.04e-3

表 3: Prob. of rerouting succeeded

Load	0.89	0.92	0.95
S_{old}	0.89	0.91	0.91
S_{new}	0.91	0.92	0.91
S_{dtr}	0.89	0.92	0.93

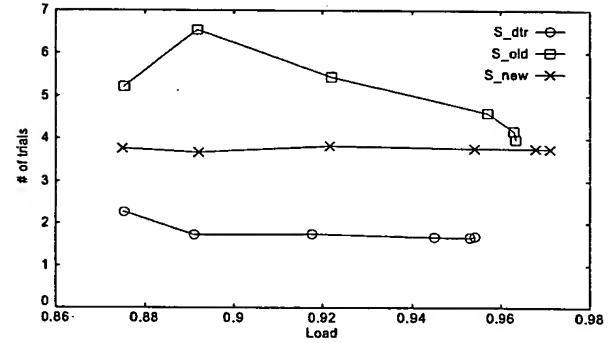


図 2: Number of trials (Torus)

5.2 再配置による効果

再配置を行う場合、 $N_t = \infty$ の場合には、再配置対象となるフロー全てに対して再配置試行を行った後に再配置失敗であると判断する。一回の再配置試行につき、一回経路計算を行う必要があることから、これでは再配置に失敗した場合のペナルティが非常に大きくなる。そこで、適切な N_t の値について調査する。発生するトラヒックのうち 10% が高優先トラヒックであるとし、再配置対象から最大何本のフローに対して再配置を試みるか、その試行回数を、 $N_t = 1, 5, \infty$ と変えた場合における再配置成功率を図 3 に示す。これより、 $N_t = 5$ とすることによって $N_t = \infty$ とほぼ等しい再配置成功率を得られることがわかる。

またこの図より、再配置を行わなければ呼損となってしまうトラヒックのうち、80%から 90% の高優先トラヒックを収容可能であり、再配置が非常に効果的に行われていることがわかる。

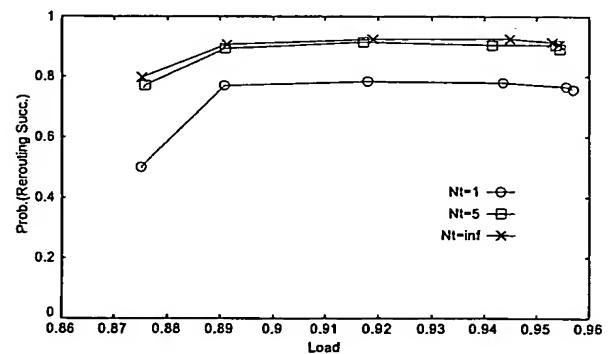


図 3: Prob. of rerouting succeeded (Torus: 10%)

再配置試行回数の最大値を $N_t = 5$, 再配置されるフローの選択手法として S_{dtr} を使用した場合における呼損率を図 4 に示す。この図より、高優先トラヒックは他のトラヒックと比較しておよそ一桁呼損率を低く抑えることができていることがわかる。例えば網を運用する場合に、定常的に負荷が増大している場合にはリンク帯域を増加させるなどして一定の呼損率特性を満足するよう対処するが、急激に負荷が増大した場合などの対処は困難である。このような場合に再配置を行うことによって、高優先トラヒックについてはある程度の負荷の増大に対しても一定の特性を満足させることができると考えられる。

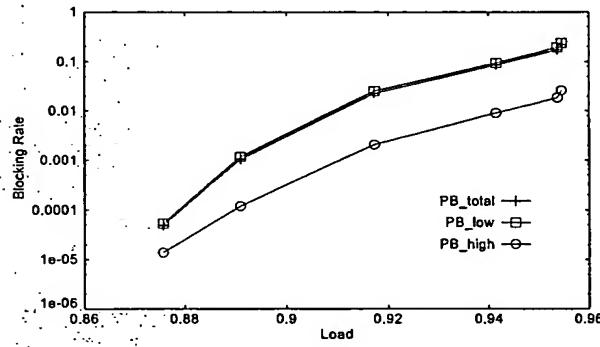


図 4: Blocking rate (Torus:10%, $N_t = 5$)

5.3 網構成の影響

網構成の違いが経路再配置の効果にどのような影響を与えるかということについて調査するために、図 5 に示す二つのトポロジを使用してシミュレーションを行った。先ほどと同様に、各ノード間を接続するリンクは全て同一の特性どし、帯域幅は 100Mb/s、リンクにおける伝播遅延やノードにおける待ち行列遅延などは考慮しない。

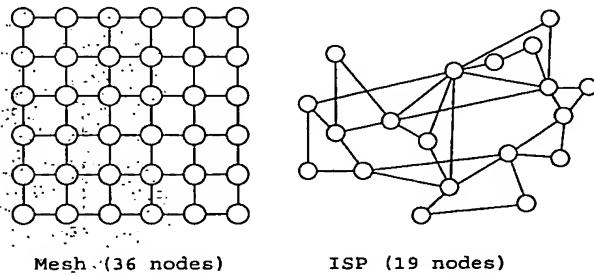


図 5: Network Topologies

それぞれの網構成における $N_t = \infty$ の場合の呼損率特性を図 6、図 7 に、再配置成功率を図 8 に示す。この結果より、Mesh 構成の場合においては、ネットワーク負荷が低い場合に再配置成功率が低く、高優先トラヒックとそれ以外のトラヒックの呼損率が同程度となっている。また ISP 構成の場合には、ネットワーク負荷が非常に高い場合を除いて、ほとんどの区間で高優先トラヒックと他のトラヒックの呼損率が同程度となっている。

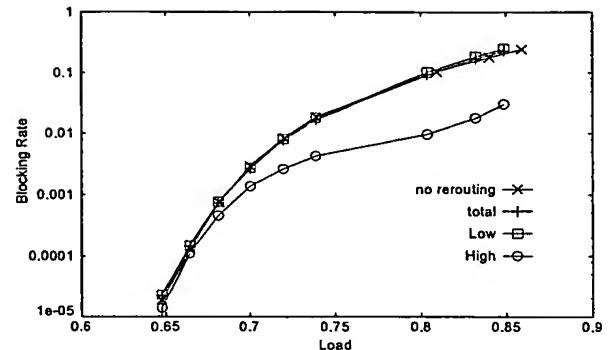


図 6: Blocking rate (Mesh:10%)

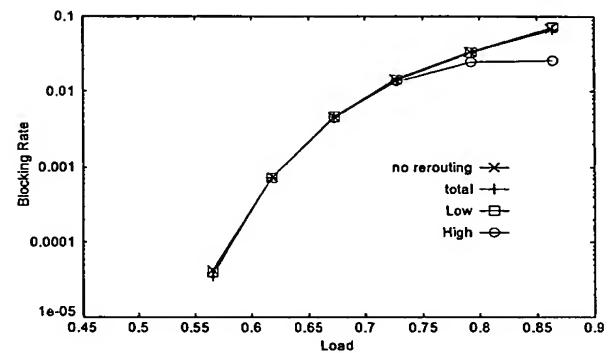


図 7: Blocking rate (ISP:10%)

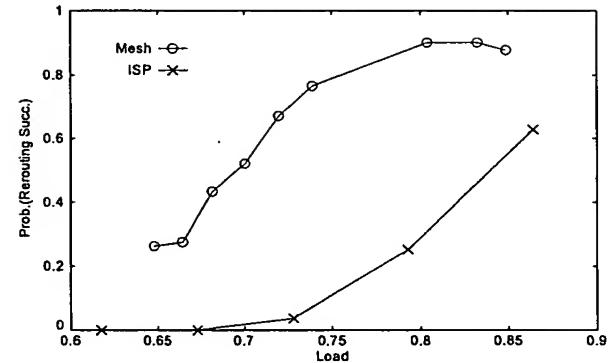


図 8: Prob. of rerouting succeeded (Mesh, ISP)

優先度の違いによる呼損率特性の差がみられない状況を調査するために、再配置に失敗した瞬間のネットワーク状態のスナップショットを取ったものが図 9 である。この図で、太線で表されている部分が非常に混雑したリンクを表している。Mesh 構成の状況をみると、ネットワークの角となる部分を囲むように混雑したリンクがあり、囲まれた内側と外側のノード間に設定されたフローは再配置することができない状況となっている。ネットワーク負荷が低い場合に呼損が発生するのはこのような状況であり、これが再配置成功率が低い理由であると考えられる。また ISP 構成においては、リンク数が少ないノード同士が連結された部分において混雑が発生しており、

他に迂回経路が無いために再配置が不可能な状況となっている。

このように、リンクが少なく迂回経路が無い部分に混雑が集中した場合には再配置の効果も得られないことから、迂回経路を多く設定可能な網構成であるほど再配置の効果も大きくできるといえる。また、Mesh構成の場合に発生しているような状況は、経路選択アルゴリズムとして、部分的なリンクの混雑を防ぐような機構を追加することによってある程度回避可能であると考えられる。

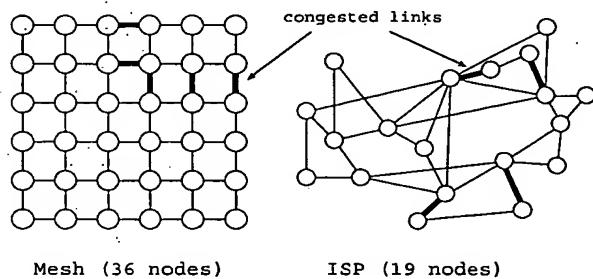


図 9: Congested Links

6.まとめ

本研究では、ノードに新しいフローが到着し、そのフローが要求する QoS を満足する経路が生成できなかつた場合に、網内にある既存フローの経路を再配置することによって新しいフローのための経路を生成し、呼損率を改善する手法について検討を行った。またこの際、再配置されるフローについては、再配置前よりも再配置後の経路のホップ数が短くなるようにすることによって、網資源を有効に利用することを目指した。

計算機シミュレーションを行った結果より、代替経路が多く存在する網構成においては、提案した経路再配置手法を用いることによって、そのままでは呼損となってしまう高優先トラヒックのうち 80%から 90%程度を受け付け可能であり、他のトラヒックと比較して一桁程度低い呼損率を提供可能であることがわかった。また、代替経路が少ない網構成においてこの手法を有効に機能させるためには、経路選択手法についても改良が必要であると考えられる。

謝辞

本研究の一部は、日本学術振興会未来開拓学術研究推進事業における研究プロジェクト「高度マルチメディア応用システム構築のための先進的ネットワークアーキテクチャの研究」(JSPS-RFTF97R16301)、通信・放送機構(TAO)における「产学連携支援・若手研究者支援型研究開発制度」、「Genesisプロジェクト」、および文部省による科学研究費補助金(課題番号 12450156)の支援を受けている。ここに記して謝意を表す。

参考文献

- [1] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, and S. Jamin, "Resource ReSerVation Protocol (RSVP) Version 1 – Functional Specification", RFC 2205, Sep. 1997.
- [2] J. Wroclawski, "Specification of the Controlled Load Quality of Service", RFC 2211, Sep. 1997.
- [3] S. Shenker, C. Partridge, and R. Guerin, "Specification of Guaranteed Quality of Service", RFC 2212, Sep. 1997.
- [4] R. Yavatkar, D. Pendarakis and R. Guerin, "A Framework for Policy-based Admission Control", RFC2753, Jan. 2000.
- [5] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss, "An Architecture for Differentiated Services", RFC 2475, Dec. 1998.
- [6] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss, and J. Wroclawski, "Assured Forwarding PHB Group", RFC 2597, Jun. 1999.
- [7] V. Jacobson, K. Nichols, and K. Poduri, "An Expedited Forwarding PHB", RFC 2598, Jun. 1999.
- [8] The ATM Forum, "Private Network-Network Interface Specification Version 1.0 (PNNI 1.0)", Mar. 1996.
- [9] A. Iwata, R. Izmailov, D. Lee, B. Sengupta, G. Ramamurthy and H. Suzuki, "ATM Routing Algorithms with Multiple QoS Requirements for Multimedia Internetworking", IEICE Trans. Commun., Vol. E79-B, No. 8, pp. 999–1007, Aug. 1996.
- [10] J. Moy, "OSPF Version 2", RFC2328, Apr. 1998.
- [11] R. Guérin, A. Orda, and D. Williams, "QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions", IEEE GLOBECOM'97, Nov. 1997.
- [12] E. Crawley, F. Nair, B. Rajagopalan, and H. Sandick, "A Framework for QoS Based Routing in the Internet", RFC 2386, Aug. 1998.
- [13] Z. Wang, and J. Crowcroft, "Quality-of-Service Routing for Supporting Multimedia Applications", IEEE Jurnal on Selected Areas in Communications, Vol14, pp.1228–1234, 1996.
- [14] Q. Ma, and P. Steenkiste, "Routing High-Bandwidth Traffic in Max-Min Fair Share Networks", ACM SIGCOMM'96, pp206–217, Aug. 1996.
- [15] G. Apostolopoulos, R. Guerin, and S. Kamat, "Implementation and Performance Measurements of QoS Routing Extensions to OSPF", IEEE INFOCOM'99, 1999.
- [16] G. Apostolopoulos, R. Guerin, S. Kamat, and S.K. Tripathi, "Server Based QoS Routing", IEEE GLOBECOM'99, 1999.
- [17] Q. Ma, and P. Steenkiste, "On Path Selection for Traffic with Bandwidth Guarantees", IEEE ICNP'97, 1999.